УДК 624.04 : 69.059

О.П.КОЛОНТАЕВСКИЙ, канд. экон. наук
Харьковская национальная академия городского хозяйства

СОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ МЕТОДОВ И МОДЕЛЕЙ УПОРЯДОЧЕНИЯ ДЕНЕЖНЫХ ПОТОКОВ ПРИ ФИНАНСОВОЙ РЕАЛИЗУЕМОСТИ ИНВЕСТИЦИОННЫХ ПРОЕКТОВ В СТРОИТЕЛЬНОЙ ОТРАСЛИ

Рассматриваются экспериментальные задачи упорядочения платежей в строительстве как одного из элементов обеспечения условий эффективной работы предприятий строительной отрасли на основании совершенствования ее экономических структур.

Розглядаються експериментальні задачі впорядкування платежів у будівництві як одного з елементів забезпечення умов ефективної роботи підприємств будівельної галузі на основі вдосконалення її економічних структур.

We consider the experimental arrangement of payments problem in the building as an element for the effective work of the construction industry by improving its economic structures.

Ключевые слова: реализация инвестиционных проектов, денежные потоки при реализации строительных проектов, эвристические подходы, альтернативные стратегии финансовой реализуемости проектов, упорядочение денежных потоков.

Актуальность данной работы заключается в том, что взаимосвязь уровней и темпов развития строительной отрасли и национальной экономики – мало исследована в отечественной науке. В условиях планового хозяйства соответствующие экономические пропорции формировались в большей степени под влиянием административных решений. Но для их принятия разрабатывались методы централизованного планирования, где строительство рассматривалось как отрасль, а позднее комплекс отраслей, призванных обеспечивать запланированный ввод основных фондов для других отраслей (комплексов) народного хозяйства.

С приходом рыночных взаимоотношений необходимо констатировать, что народнохозяйственный план утратил свое значение. Однако, отсутствие народнохозяйственных планов не означает потерю контроля над процессами, происходящими в строительной отрасли. Государство и негосударственный сектор могут прогнозировать эти процессы и оказывать влияние на их ход в соответствии с возможностями той или иной экономической системы.

Методы контроля и управления строительным комплексом не могут быть прежними, и проблема состоит в том, чтобы выработать новые подходы и механизмы, позволяющие эффективно регулировать воспроизводимые процессы как в экономике вообще, так и в строительстве, в частности. Именно четкое понимание всех аспектов изменений, которые придерживают организации в процессе активного функционирования в реальных условиях рынка, помогают руководителям любого масштаба четко ставить цели и достигать их по возможности максимально эффективно.

Естественным процессом функционирования любой строительной организации является инвестиционная деятельность и от эффективности ее использования зависит результативность функционирования строительного предприятия. Одним из основных элементов эффективности инвестиционной деятельности является формирование рациональных денежных потоков.

Однако, если вопросы инвестиционной деятельности освещены достаточно полно в работах [1-5], то процесс формирования рациональных денежных потоков, изложенных в работах [6, 7], не соответствует тем задачам, которые стоят перед экономикой Украины вообще, и перед строительной отраслью, в частности, что в первую очередь связано с упорядочением обеспечения платежей через современные банковские структуры.

В связи с этим, целью настоящей работы является разработка научно-обоснованных рекомендаций по совершенствованию методов и моделей упорядочения денежных потоков при формировании процессов инвестиционной деятельности в строительной отрасли.

Решая поставленную задачу, необходимо отметить, что эффективность инвестиций зависит, в первую очередь, от эффективности реализации инвестиционных проектов. Этого можно достичь гибким реагированием на изменения, которые происходят во внутренней и внешней среде проекта, объединением стратегического, долгосрочного и текущего планирования, подкреплением планирования структуры, соответствующей целям, учетом неопределенности и рядом других факторов.

При формировании инвестиционных процессов необходимо решать две противоположные задачи: прибыль и риск. Существующие методы анализа прибыли и риска инвестиционных проектов в современных рыночных условиях несовременны, исходя из необходимости учета комплекса обязательно учтенных принципов. Для получения достоверных проектных характеристик необходимо использование модели, которая позволяет: использовать принятые в мировой практике критерии оценки эффективности проектов, которые базируются на сопоставлении будущих интегральных результатов и расходов; приводить в расчетах будущие расходы и доходы к условиям их совместимости с учетом теории ценности денег во времени; моделировать все присутствующие в проекте потоки продукции, услуг, ресурсов и т.д. в виде потоков денежных средств; рассчитывать взаимосвязь процессов и их показателей, которые протекают как во внутренней, так и во внешней среде проекта: учет неопределенности и риска, связанных с осуществлением проекта.

Учет этих факторов можно сформулировать как некоторую премию за риск и внутреннюю норму прибыли (метод корректирования норм дисконта). Е.Ю.Антипенко [8] усовершенствовал методику эквивалентных денежных потоков (ГП).

В этом контексте проблема инвестиций видится не как отдельно стоящая финансово-экономическая задача – она тесно увязана с цепочкой внутригосударственных вопросов, успешное решение которых и формирует благоприятный инвестиционный климат. Это, в первую очередь, относится к решению экстремальных задач упорядочения платежей в строительстве.

Одной из основных и наиболее ответственных задач, решаемых банковскими учреждениями Украины является проведение между организациями, участвующими в капитальном строительстве, расчетно-денежных операций (расчетов) за выполненные работы, поставленное оборудование, конструкции, материалы и прочие услуги. Под проведением расчета между произвольной парой x, y организаций при этом понимается перечисление некоторой суммы f_{xy} с банковского счета организации x на банковский счет организации y согласно реквизитам платежного документа.

При проведении расчетов банком, который формирует инвестиционные денежные потоки, он, кроме всего прочего, контролирует соблюдение плановой, договорной и платежной дисциплины организациями, участвующими в капитальном строительстве, что в условиях сбалансированного социалистического производства должно бы гарантировать своевременность оплаты. В практике, к сожалению, нередко расчеты между организациями, участвующими в капитальном строительстве, не могут быть завершены своевременно. Эти ситуации связываются с понятием неплатежей в строительстве. Исследуем причины, обуславливающие их возникновение.

Риски неплатежей могут возникать из-за того, что неплатежные документы, предъявляемые в учреждения банка, могут быть не оплачены из-за отсутствия средств на счете плательщика или по мотивам финансового контроля.

Рассмотрим первый случай. Заметим, что платежные документы при этом помещаются в специальный массив (картотеку) M (тогда говорят, что на плательщика открывается картотека M). Наличие денег на счете плательщика, очевидно, обусловлено поступлением средств и их расходование. Поступление складывается в основном из бюджетных и собственных средств. Средства бюджета планируются каждой организацией на год с разбивкой по кварталам и поступают на финансирование в начале квартала в полном (квартальном) размере. Собственные централизованные средства планируются в том же порядке, однако поступление их не упорядочено и определяется вышестоящей организацией. Собственные средства, вносимые на месте, планируются также и поступают на финансирование три раза в месяц в размере 1/9 квартального плана.

Сумма израсходованных средств складывается в основном из затрат на строительно-монтажные работы и оборудование. Данные затраты планируются каждой организацией на год с разбивкой по кварталам. Момент же выплаты этих средств определяется сроком фактического производства строительно-монтажных работ или приобретения оборудования.

Таким образом, внутри квартала процессы поступления средств на финансирование и их расходование в общем случае не коррелированны, так как поступление в значительной степени периодично, а время расходования – детерминировано. Следовательно, в отдельные моменты времени возможно превышение поступивших средств над израсходованными, т.е. наличие свободного остатка, а в другие – недостаток средств для оплаты предъявленных платежных документов. Очевидно, при отклонениях от плана частота возникновения неплатежей может увеличиваться.

Рассмотрим теперь второй случай. Причиной образования неплатежей является здесь нарушение плановой, финансовой, договорной или проектно-сметной дисциплины со стороны одной или обеих организаций, между которыми должен быть осуществлен платеж. В зависимости от характера нарушения, выявленного работниками банка, такие платежные документы либо перемещаются в картотеку *К*, либо возвращаются организации, представившей документы.

Помещение платежных документов в картотеку *К* проводится, например, при временном отсутствии документов, необходимых для открытия финансирования (плана капитального строительства, титульного списка, плана финансирования и т.д.), отсутствии в планах финансирования капитальных вложений ассигнований на строительно-монтажные работы, приобретение оборудования или исчерпании этих ассигнований и т.д. Возврат документов представившей его организации осуществляется в основном при невключении объекта в план капитального строительства, отсутствии надлежащим образом утвержденной проектно-сметной документации или отсутствии в сметах вида затрат, указанного в платежном документе.

Возврат документов или помещение их в картотеку *М* и *К* приводит к замедлению темпов освоения капитальных вложений и, как следствие, – к снижению их эффективности. Поэтому учреждения банка, который осуществляет инвестиции, систематически анализируют состав дебиторской и кредиторской задолженности и подрядных организаций, причины их возникновения, постоянно, не реже одного раза в декаду, рассматривают картотеки *М* и *К* не оплаченных в срок документов и совместно с заказчиками и подрядчиками принимают меры для предупреждения образования неплатежей, изыскания средств, необходимых для их сокращения, устранения причин, послуживших основанием для помещения документов в картотеку *К*.

Особое место занимают меры, связанные с сокращением неплатежей по мотивам отсутствия средств на счете плательщика. Решение указанной проблемы предполагает не только организацию и проведение разнообразных экономических действий и санкций, но и дает существенный эффект за счет применения математических методов анализа. Эта сторона проблемы и будет далее рассматриваться.

Возьмем массив *М* документов, не оплаченных в срок по мотивам отсутствия средств на счете плательщика. Очевидно, если на счете организации x, на которую открыта картотека М, появилась некоторая сумма и, используя ее, произведен расчет между парой организаций x, y по платежному документу из *М*, то средства, появившиеся на счете организации y, в случае, если на организацию y также открыта картотека *М*, могут быть использованы для проведения расчетов между y и другими организациями и т.д.

Ясно, что при ограниченных суммах, поступающих на счета организаций, на которые открыта картотека *М*, как правило, оказывается невозможным оплатить все документы из *М*, относящиеся к одному плательщику. В то же время ясно и то, что оплату документов из *М* необходимо проводить с целью максимизации общей суммы перечисленных по всем платежным документам средств. Иначе говоря, в общем случае, как нетрудно убедиться, возникает следующая задача оптимальной обработки массива *М* документов, не оплаченных в срок по мотивам отсутствия средств на счете плательщика: распределить ограниченный ресурс V между организациями и провести расчеты между ними таким образом, чтобы общая сумма перечисленных по всем платежным документам из *М* средств была бы максимальна.

Формализуем эту задачу. Пусть d_{xy} – количество средств, которое со счета организации x должно быть переведено на счет организации y

в соответствии с платежным документом *(xy).* Введем ориентированную, не обязательно связную сеть $G(N,A)$, где множество узлов N взаимно однозначно соответствует множеству организаций, на которые открыта картотека M; множество дуг A взаимно однозначно соответствует всем платежным документам и в M. Дуга $(xy) \in A$ имеет пропускную способность $c_{xy}=d_{xy}$.

Расширим сеть $G(N,A)$ до сети $G'(N',A')$, введя фиктивные источник s, сток t и дуги (sx), $x \in N$, (xt), $x \in N$, с пропускными способностями $c_{ex}=c_{xt}=V$. Здесь N – множество организаций, на которые предполагается выделение некоторого количества средств из объема V (в частности, возможно $\left|\tilde{N}\right|=1$ или $\left|\tilde{N}\right|=\left|N\right|$. Как видно из построения, сеть G' всегда связная.

Сопоставим с потоком на дуге (xy) средства f_{xy}, перечисленные со счета организации x на счет организации y. Тогда приходим к следующей сетевой задаче оптимизации: максимизировать

$$\sum_{(xy)} f_{xy} \tag{1}$$

при ограничениях

$$\sum_{y\in N} f_{xy} - \sum_{y\in N'} f_{xy} = \begin{cases} V, & x=s \\ 0, & x\in N \\ -V, & x=t \end{cases}. \tag{2}$$

Неизвестным задачи (1)-(2) является поток $f=\left\{ f_{xy} \right\}$ в сети G' величины V. Как видно из построения сети G', поток такой величины всегда существует.

Уравнения (2) сохранения потока при $x \neq s,\ t$ отражают естественное условие баланса средств каждой из N организаций: перечисляется на счета других организаций и остается на счете данной ровно столько средств, сколько получено от других организаций и извне как часть ресурса V (если данная организация принадлежит множеству $\tilde{N}$). Ограничения (2) на непревышение пропускных способностей также очевидны: при расчете между организациями x, y не может быть перечислено средств больше, чем значится в соответствующем платежном документе *(xy).*

Введем стоимостные коэффициенты a_{xy} на дугах A' следующим образом:

$$a_{xy} = \begin{cases} -1, \text{если } (xy)\in A, \\ 0 - \text{в противном случае.} \end{cases} \tag{3}$$

Тогда задача (1)-(3) записывается: минимизировать

$$\sum_{(xy)\in A'} a_{xy} f_{xy} \qquad (1')$$

при ограничениях (2).

Соотношения (1')-(2) – линейная задача о потоке минимальной стоимости заданной величины V. Ее отличие от обычно рассматриваемых классических задач [6, 9, 10] состоит в том, что оптимальное решение может быть циклическим, что означает следующее. При разложении результирующего потока f на элементарные он не может быть представлен только в виде суммы элементарных потоков вдоль простых цепей из s в t. В разложение должна входить также какая-либо циркуляция не тождественная нулевому потоку.

Эта способность задачи (1')-(2) понятна, поскольку сеть G в общем случае содержит направленные циклы, длина (стоимость) которых в соответствии с (2) будет отрицательной. Таким образом, и прямой и двойственный алгоритм решения задачи (1')-(2) должны содержать процедуру поиска отрицательных циклов. Известно [6, 10], что для их нахождения можно использовать алгоритм многополюсной кратчайшей цепи.

Прямой алгоритм решения задачи (1')-(2) совпадает с известным алгоритмом Клейна [6, 10]. Вначале в сети G строится произвольный поток из s в t величины V, который принимается за текущий. Затем в сети с модифицированными относительно текущего потока стоимостными коэффициентами локализуется отрицательный цикл P и корректируется текущий поток на дугах P. Эта операция повторяется до тех пор, пока не прекратится локализация отрицательных циклов.

Двойственный алгоритм решения задачи (1')-(2) содержит два шага:

1. Строится циркуляция минимальной стоимости.
2. Последовательно строятся потоки минимальной стоимости величины $u=i,...,V$.

Шаг 1 совпадает с прямым алгоритмом решения задачи (1')-(2), при этом за исходный поток принимается нулевой.

Результирующий поток величины u=1 на шаге 1 (циркуляция минимальной стоимости) является исходным потоком для шага 2 для построения на шаге 2 по текущему потоку величины u потока величины u+1 рационально использовать алгоритм двухполюсной кратчайшей цепи в сети с модифицированными относительно текущего потока стоимостными коэффициентами. Пусть в такой модифицированной сети локализуется кратчайшая цепь L из s в t. Тогда новый текущий поток величины u+1 получается коррекцией потока величины v на дугах L. Из построения сети G' видно, что длина цепи L положительна. Случай, когда длина цепи L становится равной нулю, соответствует неполностью вырабатываемому ресурсу (часть ресурса V остается неиспользованной, так как дальнейшее сокращение неплатежей становится невозможным).

Условие применимости алгоритма двухполюсной кратчайшей цепи (отсутствие отрицательных циклов) выполняется на каждой итерации шага 2: на первой (u=0) – отсутствие отрицательных циклов в моделированной сети гарантируется тем, что на шаге 1 построена циркуляция минимальной стоимости; на последующих – отсутствие отрицательных циклов гарантируется тем, что каждый текущий поток величины u=1,2... является потоком минимальной стоимости.

Заметим, что при определении отрицательного цикла P нет необходимости локализовать каждый раз кратчайший цикл. Достаточно использовать алгоритм многослойной кратчайшей цепи до момента локализации отрицательного цикла произвольной величины.

В вычислительном отношении сравнивать прямой и двойственный алгоритмы сложно. Достоинство двойственного подхода состоит в том, что он позволяет помимо задачи (1')-(2) решить и следующую, обратную ей. Пусть необходимо сократить неплатежи на заданную величину. Тогда, используя двойственный подход, можно определить, какая минимальная величина ресурса для этого понадобится и какие расчеты при этом необходимы.

Алгоритм многополюсной кратчайшей цепи, используемый при прямом и двойственном подходах, является трудоемкой процедурой, для реализации которой необходимо формировать две квадратных матрицы размерностью $|N|\times|N|$. Для решения задачи (1')-(2) можно предложить еще один, обратный подход, при котором отпадает необходимость использовать процедуру локализации отрицательных циклов. Суть такого подхода в следующем. Сеть *G(N,A)* расширяется в сеть $\overline{G}(\overline{N},\overline{A})$: вводится источник *s* и сток *t;* для каждого $x\in N/\tilde{N}$ вычисляется величина $\lambda_x=\sum_{y\in N}c_{xy}-\sum_{y\in N}c_{yx}$, если $\lambda_x>0$, вводится дуга *(sx)* с пропускной способностью $\overline{c}_{xy}=\lambda_x$, если $\lambda_x<0$, вводится дуга *(xf)* с пропускной способностью $\overline{c}_{xt}=\lambda_x$; для каждого $x\in\tilde{N}$ вычисляются две величины: $\lambda_x^+=\sum_{y\in N}c_{xy}$ и $\lambda_x^-=\sum_{y\in N}c_{yx}$ и вводятся две дуги: *(sx)* с пропускной способностью $\bar{c}_{sx} = \lambda_x^+$ и *(xf)* с пропускной способностью $\bar{c}_{xt} = \lambda_x^-$ для дуг из *A* полагается $\bar{c}_{xy} = c_{xy}$ *;* дугам *(sx),* $x \in N / \tilde{N}$ присваиваются нижние границы пропускных способностей, равные верхним границам; на множестве дуг $\bar{A}$ вводятся стоимостные коэффициенты

$$\bar{a}_{xy} = \begin{cases} 1, \text{ если } (xy) \in A; \\ 0 - \text{в противном случае.} \end{cases}$$

Пусть $\lambda = \sum_{x \in N} \bar{c}_{sx}$. Можно показать, что любому допустимому потоку $\bar{f}$ величины λ-*V* в сети $\bar{G}(\bar{N}, \bar{A})$ соответствует допустимый поток *f* величины *V* в сети *G'(N',A'),* определяемый соотношением

$$f_{xy} = \bar{c}_{xy} - \bar{f}_{xy}, \quad (xy) \in \bar{A},$$

причем потоку минимальной стоимости в сети $\bar{G}(\bar{N}, \bar{A})$ соответствует поток максимальной стоимости в сети *G'(N',A').* Итак, для решения задачи (1')-(2) достаточно найти поток минимальной стоимости $\bar{f}$ величины λ-*V* в сети $\bar{G}(\bar{N}, \bar{A})$ и по нему построить искомый поток *f*. Для поиска потока $\bar{f}$ можно использовать классические методы, не связанные с локализацией отрицательных циклов, так как все стоимостные коэффициенты $\bar{a}_{xy}$ неотрицательные.

Одной из особенностей оплаты документов из картотеки *M* является учет в определенных условиях приоритетов оплаты документов различных видов. Рассмотрим случай, когда приоритеты задаются на всем массиве документов из *M*. Иначе говоря, предположим, что все платежные документы разбиваются на непересекающиеся группы – $A_i,...,A_m$ так, что

$$\bigcup_{i=1}^{m} A_i = A, \tag{4}$$

где *m* – общее число приоритетных групп.

Принадлежность платежного документа *(xy)* к группе *i* приоритетов оплаты означает, что единичный расчет между организациями *x* и *y* «важнее» суммы любых перечислений по платежным документам из групп $A_{i+1},..., A_m$.

Иными словами, говорим, что произвольный поток, допустимый в сети G', является оптимальным решением приоритетной задачи, если строка

$$\sum_{(xy)\in A_i} f_{xy},\ldots,\sum_{(xy)\in A_m} f_{xy}$$

является лексикографически максимальной среди таких строк для всех допустимых потоков.

Подобную абсолютную приоритетность оплаты можно отразить соответствующими стоимостными коэффициентами дуг из A. Тогда в задаче (1')-(2) изменится лишь схема (3) расчета стоимостных коэффициентов. Значит, при приоритетах оплаты в виде (4) задача остается линейной с особенностями, характерными для бесприоритетной задачи (1')-(2). Алгоритмы решения бесприоритетной задачи остаются справедливыми; и в этом случае, нужно только определить схему расчета стоимостных коэффициентов. Можно остановиться на схеме:

1) $a_m = -1$;

2) $a_{m-1} = -(|A_m|+1)$;

3) $a_{m-2} = -|A_m| - |A_{m-1}|\times(|A_m|+1)-1 = -|A_m+1|\times(|A_{m-1}|+1)$;

4) $a_{m-3} = -|A_m| - |A_{m-1}|\times(|A_m|+1)-1 = -|A_{m-2}+1|\times(|A_{m+1}|+1)\times$
$\times(|A_{m-1}|+1)-1 = (|A_{m+1}|+1)\times(|A_{m-1}|+1)\times(|A_{m-2}|+1)$;

....

m) $a_i = -\prod_{k=2}^{m}(|A_k|+1)$.

Здесь a_i – стоимостный коэффициент любой дуги из приоритетной группы A_i, $i = 1,\ldots,m$.

Рассмотрим случай, когда приоритеты задаются только на платежных документах, соответствующих одной и той же организации. Все множество дуг $A(x)$, исходящих из узла $x\in N$, разбивается на непересекающиеся группы $A(x),\ldots, A_{m_x}(x)$ так, что

$$\bigcup_{i=1}^{m_x} A_i = A(x), \tag{5}$$

где m_x – число приоритетных групп, соответствующее организации $x\in N$.

Расчет между организациями x и y называется полным, если на счет y перечислено ровно столько средств, сколько значится в платежном документе *(xy)*, т.е., если $f_{xy} = c_{cy}$.

Задание абсолютных приоритетов оплаты в виде (5) означает, что расчет по любому документу *(xy)* из приоритетной группы $A_i(x)$ может быть произведен только в том случае, если осуществлены полные расчеты по всем платежным документам из всех групп $A_i(x),..., A_{i-1}(x)$ с более высокими приоритетами оплаты. Таким образом, должны выполняться соответствия

$$\sum_{(xy)\in A_i} c_{xy} - \sum_{(xy)\in A_i} f_{xy} > 0 \Rightarrow \sum_{(xy)\in A_{i+1}} f_{xy} = 0, \sum_{(xy)\in A_i} c_{xy} i = 1,...,m_x - 1 .$$

Чтобы записать эти соответствия в форме ограничений задачи математического программирования, введем целочисленные переменные r_x. Для заданного $x \in N$ переменная r_x обозначает наибольший из индексов тех групп $A_i(x)$, по каждому документу которых произведен полный расчет.

Тогда задание абсолютных приоритетов оплаты в виде (5) соответствует добавлению к задаче (1')-(2) ограничений:

$$\sum_{(xy)\in A_i(x)} c_{xy} - \sum_{(xy)\in A_i(x)} f_{xy} = 0,\ i = 1,...,r_x,\ x \in N ; \qquad (6)$$

$$\sum_{(xy)\in A_i(x)} f_{xy} = 0,\ i = r_x + 2,...,m_x,\ x \in N ; \qquad (7)$$

$$r_x = 0,1,..,m_x = 1,\ x \in N . \qquad (8)$$

Заметим, что в совокупности ограничений (6), (7) переменные r_x являются индексными. Легко перейти к другой совокупности ограничений, в которой r_x были бы алгебраическими переменными. Для наглядности будем придерживаться формулировки в виде (1')-(2), (6)-(8).

В отличие от двух предыдущих выражений (1')-(2), (6)-(8) является задачей целочисленного линейного программирования. Для (1')-(2), (6)-(8) как для сетевой потоковой задачи, могут быть разработаны специальные алгоритмы, которыми можно решать задачи большей размерности, чем с помощью общих методов целочисленного линейного программирования [4, 6, 11] (в нашем случае размерность задачи равна числу организаций, на которые открыта картотека *M)*. Рассматриваемые модели оптимизации расчетных операций для сокращения неплатежей ориентированы на большую размерность конкретных задач, так что весьма важным является вопрос разработки специального алгоритма решения задачи (1')-(2), (6)-(8).

Рассмотрим основные моменты реализации специального алгоритма, основанного на методе ветвей и границ.

1. Для произвольной вершины F^j, $j = 0,1,..,$, дерева решений ком-

понента r_x вектора R может принимать любые целые значения в замкнутом интервале $[a^J_x, b^J_x]$, где a^J_x, b^J_x – целые и $0< a^J_x < b^J_x <m_x-1$.

Таким образом, вершину F^j будем отождествлять с совокупностью границ $\{[a^J_x, b^J_x]\}$.

Вершине F^J соответствует совокупность границ $\{[0, m_x-1]\}$.

2. Рассмотрим расчет оценки $\xi(F^j)$ произвольной вершины F^J. Вершине F^j сопоставляется сеть $G'(F^J)$, при построении которой учитывается, что в соответствии с ограничениями (6), (7) некоторые дуги должны быть насыщены потоком, а некоторые – свободны от него. Сеть $G'(F^J)$ получается следующими изменениями сети $G'(N',A')$:

– для любого $x\in N$ из A' удаляются все дуги (xy), такие, что (xy) $(xy)\in \bigcup A_k(x)$, $k\in [b^j_x + 2,m_x^j]$; пусть все такие дуги образуют множество Φ_1;

– для любого $x\in N$ из A' удаляются все дуги (xy), такие, что $(xy)\in \bigcup A_k(x)$, $k\in [1, a_x^j]$; пусть все такие дуги образуют множество Φ_2;

– для каждого $x\in N$ вычисляются величины

$$\Lambda_x = \sum_{y\in N^+(x)} c_{xy} - \sum_{y\in N^-(x)} c_{yx}, \text{ где}$$

$$N^+(x)=\left\{ y \middle| (xy)\in A, \middle| (xy)\in \hat{O}_2 \right\}, N^-(x)=\left\{ y \middle| (xy)\in A, \middle| (xy)\in \hat{O}_2 \right\};$$

вводятся суперисточник ω, суперсток θ и дуги (ωs) и $(t\theta)$; для любого $x\in N$ вводится дуга (ωs), если $\Lambda_x <0$, и дуга $(x\theta)$, если $\Lambda_x>0$; данным дугам присваиваются нулевые стоимостные коэффициенты и пропускные способности $c_{yx} = |\Lambda_x|$, $c_{x\theta} = \Lambda_x$, $c_{\omega s} = c_{f\theta} = V$.

При построении сети $G'(F^J)$ используется прием [6, 12] перехода от сети ненулевыми нижними границами пропускных способностей на некоторых дугах (а именно, на дугах из Φ_2) к эквивалентной сети с нулевыми нижними границами на всех дугах. Заметим, что все фиктивные дуги сети $G'(N',A')$ остаются в сети $G'(F^J)$. Пусть $\Lambda = \frac{1}{2}\sum_{x\in N} |\Lambda_x|$ и в сети $G'(F^J)$ существует допустимый поток из ω в θ величины $V+\Lambda$. Тогда дата стоимостных коэффициентов, определенных согласно (3) можно построить в сети $G'(F^J)$ поток минимальной стоимости φ^j, используя один из алгоритмов решения задачи (1')-(2). Соответствующий поток f^J величины V из s в t, определенный в сети $G'(N',A')$, строится по правилам

$$f_{xy}^{j} = \begin{cases} 0, \text{ если } (xy) \in \Phi_1, \\ c_{xy}, \text{ если } (xy) \in \Phi_2 \\ \varphi_{xy}^{j} \text{ – в остальных случаях.} \end{cases} \quad (9)$$

Поскольку компонента r_x, $x \in N$, в каждой вершине F^j еще и фиксирована и может принимать любое из значений

$$a^j, a^J_x + 1, , b^J_x,$$

ограничения (6), (7) не накладываются на группы дуг $A_k(x)$, $k \in [a^j_x+1, b^j_x+1]$. Величины потоков на дугах этих групп удовлетворяют лишь обычным потоковым ограничениям (2). Этот факт позволяет принять стоимость потока f^j за нижнюю оценку вершины F^j

$$\xi(F^j) = \sum_{(xy)\in A'} a_{xy} f_{xy}^{j} . \quad (10)$$

Как видно из правил построения сети $G'(F^J)$, имеет место тождество $G'(F°) = G'(N',A')$, т.е. $\xi(F^0)$ – решение бесприоритетной задачи (1')-(2), рассмотренной выше.

Заметим, что кратчайшие цепи L из ω в θ, локализуемые при двойственном подходе, уже могут иметь положительную длину. Только цепи из ω в θ, проходящие через узлы s и t, не могут быть положительными, так как в силу специфики построения сети $G'(N',A')$ прорыву по такой цепи всегда можно противопоставить прорыв по цепи нулевой длины, состоящей из дуг (ωs), (sx), (xt), $(t\theta)$. Таким образом, построение потока φ^J в сети $G'(F^J)$ заканчивается локализацией цепи L конечной длины (положительной, отрицательной или равной нулю).

3. Поток f^j допустимый в сети G', будет допустимым потоком исходной задачи, если для любого $x \in N$ найдется целое число $r_x \in [a^j_x, b^j_x]$ такое, что относительно потока f^J будут выполняться ограничения (6), (7).

Пусть известен некоторый допустимый поток f исходной задачи, и соответствующее ему значение η критерия (1). Величина η уточняется при формировании нового допустимого потока, при этом из рассмотрения исключаются все вершины F^J, для которых

$$\xi(F^J) \geq \eta . \quad (11)$$

Текущее наилучшее значение критерия η будет оптимальным решением исходной задачи, если (11) выполняется для всех конечных вершин дерева решений.

4. Рассмотрим правила формирования новых вершин дерева решений. Общепринятым является способ выбора на ветвление вершины с наименьшей среди всех конечных вершин дерева решений оценкой [6, 13, 14]. Обозначим такую вершину через F^J. Пусть также известны параметры ветвления вершины F^J: узел $\tilde{x} \in N$ и индекс $r_{\tilde{x}} \in [a^j_x, b^j_x]$ (если $a^j_x = b^j_x$, узел $\tilde{x}$ не может быть выделен как параметр ветвления). Тогда формируются две новые вершины – F^p и F^q по правилам [6, 11, 13]

$$a_x^p = a_x^j,\ x \in N,\ a_x^q = \begin{cases} a_x^j, & x \neq \tilde{x} \\ r_{\tilde{x},} & x = \tilde{x} \end{cases};$$

$$b_x^p = \begin{cases} b_x^j, & x \neq \tilde{x} \\ r_{\tilde{x},} & x = \tilde{x} \end{cases}\ b_x^q = b_x^j,\ x \in N.$$

Рассмотрим, как рационально выбрать параметры ветвления $\tilde{x}$ и r_x вершины F^j.

По известному потоку f^J вычислим для любых $x \in N$ и $r_x \in [a^j_x, b^j_x\text{-}1]$:

$$\Delta_f(r_x) = \sum_{(xy) \in \bigcup A_k(x)} f_{xy}^j,\ k \in \left[r_x^j + 1, b_x^j + 1\right]; \tag{12}$$

$$\Delta_{c-j}(r_x) = \sum_{(xy) \in \bigcup A_k(x)} c_{xy} - \sum_{(xy) \in \bigcup A_k(x)} c_{yx},\ k \in \left[a_x^j + 1, r_x^j + 1\right]. \tag{13}$$

Затем определим $\tilde{x}$ и r_x из

$$\Delta_{c-j}(r_{\tilde{x}})\Delta_f(r_{\tilde{x}}) = \max_{x \in N} \max_{r_x \in \left[a_z^j, b_x^j - 1\right]} \Delta_{c-f}(r_x)\Delta_f(r_x). \tag{14}$$

По найденным $\tilde{x}$ и r_x образуем новые вершины F^p с интервалом $\left[a_{\tilde{x}}^j, r_{\tilde{x}}\right]$ и F^q интервалом $\left[r_{\tilde{x}} + 1, b_{\tilde{x}}^j\right]$. Чтобы получить $\xi(F^p) < \infty$, необходимо снять $\Delta_f(r_{\tilde{x}})$ единиц потока с множества дуг, определенного в (12). Аналогично, чтобы получить $\xi(F^p) < \infty$, нужно насытить множество дуг, определенное в (13); для этого требуется $\Delta_{c-f}(r_{\tilde{x}})$ единиц потока.

Таким образом, по параметрам ветвления, найденным согласно (14), формируются такие вершины F^p и F^q, для которых вероятность получения оценок $\xi(F^p) = \infty$, $\xi(F^q) = \infty$ (т. е. вероятность исключения из рассмотрения вершин F^p и F^q будет в определенном смысле, наибольшая.

Пусть при расчете оценки $\xi(F^J)$ сформирован поток f^J, не являющийся допустимым потоком исходной задачи (в противном случае вычисления закончатся). Тогда можно показать, что в соответствии с правилами (12)-(14) будет выбран параметр $r_{\tilde{x}}$, для которого относительно потока f^j не будут выполняться ограничения (6), (7). Выбор параметра $r_{\tilde{x}}$ способствует получению на дальнейших итерациях алгоритма потока f^J некоторой вершины F^J, являющегося одновременно допустимым потоком исходной задачи.

5. Рассмотрим расчет оценок $\xi(F^P)$ и $\xi(F^q)$ по известному потоку φ^j.

Эффективность описываемого алгоритма ветвей и границ объясняется тем, что для расчета оценок $\xi(F^P)$ и $\xi(F^q)$ нет необходимости заново строить потоки φ^p и φ^q: их можно получить посредством элементарных операций над потоком φ^j.

Рассмотрим этот вопрос подробнее. Поток φ^j, оптимальный для сети, $G'(F^J)$, будет недопустим для сети $G'(F^P)$, если не выполнено хотя бы одно из ограничений

$$\varphi^j_{\tilde{x}y} = 0,\ (\tilde{x}y) \in \bigcup A_k(\tilde{x}), k \in \left[\, r_{\tilde{x}} + 2, b^j_{\tilde{x}} + 1 \,\right], \tag{15}$$

где $\tilde{x}$, r_x – параметры ветвления вершины F^j. Аналогично поток φ^j будет недопустим для сети $G'(F^q)$, если в ней не выполнено хотя бы одно из ограничений

$$\varphi^j_{\tilde{x}y} = C_{\tilde{x}y}(\tilde{x}y) \in \bigcup A_k(\tilde{x}), k \in \left[\, a^j_{\tilde{x}} + 1, r_{\tilde{x}} + 1 \,\right]. \tag{16}$$

Можно показать, что для узла $\tilde{x}$, выбираемого согласно (12)-(14) в качестве параметра ветвления вершины F^j, всегда будет выполняться

$$\Delta_{c-f}(r_{\tilde{x}})\Delta_f(r_{\tilde{x}}) > 0.$$

Поскольку на множествах дуг, определенных в (15) и (16), потоки φ^j и f^J тождественны, то хотя бы одно из ограничений (15) и, кроме того, одно из ограничений (16) не будут соблюдены, так что поток φ^j будет недопустимым для сетей $G'(F^P)$ и $G'(F^q)$.

При построении потока φ^p по потоку φ^J введен в сети $G'(F^J)$ модифицированные стоимостные коэффициенты [6, 10] так, чтобы блокировалось увеличение в потоке на множестве дуг

$$\bigcup A_k(\tilde{x}),\ k \in \left[r_{\tilde{x}} + 2, b_{\tilde{x}}^{j} + 1 \right].$$

Рассмотрим одну из дуг *(xy)*, для которой не выполняется ограничение (15). Найдем кратчайшую цепь L из $\tilde{x}$ в y конечной длины и изменим поток φ^J на дугах цикла, образованного цепью L и дугой $(\tilde{x}\, y)$. Повторим эту операцию в сети $G'(F^J)$ с модифицированными стоимостными коэффициентами снова для одной из дуг $(\tilde{x}\, y) \in \bigcup A_k(\tilde{x})$, для которой еще не выполняется ограничение (15). Можно показать, что результирующий поток, для которого выполняются все ограничения (17), будет тождествен φ^P.

Аналогично при построении потока φ^q модифицированные стоимостные коэффициенты вводятся в сети $G'(F^J)$ так, чтобы блокировалось уменьшение потока на множестве дуг $\bigcup A_k(\tilde{x})$, $k \in \left[a_{\tilde{x}}^{j} + 1, r_{\tilde{x}} + 1 \right]$. Ищем кратчайшие цепи L из y в $\tilde{x}$ конечной длины, где $(\tilde{x}\, y)$ – одна из дуг множества $A_k(\tilde{x})$, для которой еще не выполняется ограничение (16). Результирующий поток, для которого выполнены все ограничения (16), тождествен φ^q. Если при таких построениях нельзя локализовать цепь L конечной длины, хотя еще не все ограничения (15)-(16) выполнены, то $\xi(F^P) = \infty$ $((\xi(F^q) = \infty)$.

Основные вычисления связаны с построением потока минимальной стоимости φ^j величины $V + \Lambda$. В общем случае трудоемкость процедуры расчета оценки посредством программы построения потока минимальной стоимости гораздо выше, чем посредством итеративного обращения к программе кратчайшей цепи. При построении алгоритма можно использовать традиционную схему [6, 11], при которой оценка любой вершины рассчитывалась бы только посредством программы построения потока минимальной стоимости. Однако подход, приведенный на схеме, позволяет в два раза сократить число обращений к программе построения потока минимальной стоимости.

Для этого достаточно вектору R сопоставить вершину F^q, заданную совокупностью границ $\left\{ \left| a_{\tilde{x}}^{q} = r_x, b_{\tilde{x}}^{q} = r_x \right| \right\}$. Поток минимальной стоимости f^q величины V будет тождествен искомому f. Если в сети $G'(F^q)$ не существует допустимого потока φ^q величины $V + \Lambda$, вектор R является недопустимым. Поэтому решение исходной задачи можно рассматривать и как нахождение оптимального вектора R, т.е. такого, которому соответствует поток f, являющийся оптимальным для исходной задачи.

Рассмотрим вопрос построения приближенного алгоритма для решения исходной задачи (1')-(2), (6)-(8). При построении целочисленных приближенных векторов в специальных задачах целочисленного линейного программирования часто используется ограниченный перебор относительно некоторого допустимого вектора. В процессе вычислений производится переход от текущего к новому допустимому вектору, которому соответствует лучшее значение критерия. Такой подход эффективен по времени счета, однако самостоятельное использование алгоритма ограниченного перебора в качестве приближенного алгоритма решения задачи (1')-(2), (6)-(8) неприемлемо, так как единственным априорно допустимым вектором исходной задачи является {0,..., 0}. Ограниченный перебор относительно {0,..., 0} не использует информацию о структуре всей исходной сети и может давать очень низкие результаты.

Рассмотрим другой подход, который можно определить как двойственный (в отличие от прямого подхода ограниченного перебора), когда все текущие векторы недопустимы, а первый допустимый становится результирующим.

Введем на основе соотношений (12), (13) критерий близости произвольных вектора $R = \{r_x\}$ и потока $f = \{f_{xy}\}$ в виде некоторой возрастающей функции

$$z_{R,f} = z\left(\Delta_f\left(r_x\right)\right), \Delta_{c-f}\left(r_x\right)z,$$

где значение аргумента $\Delta_f\left(r_x\right)$ определяется согласно (12) для индексов $k \in [\, r_{\tilde{x}} + 2, m_x \,]$, а аргумента $\Delta_{c-f}\,(\, r_x \,)$ – согласно (13) для индексов $k \in [\, 1, r_{\tilde{x}} \,]$.

Рассмотрим следующую схему вычислений. Решаем бесприоритетную задачу одним из линейных алгоритмов, изложенным выше. Пусть f – оптимальный поток бесприоритетной задачи, а η – значение критерия (1´) для потока f. Чем ближе вектор R к потоку f, тем меньше значение критерия (1´) для потока, соответствующего вектору R, отличается от η. Поэтому, если наиболее близкий к потоку f вектор является допустимым, он принимается за результирующий, иначе переходим к построению нового вектора, для которого величина $z_{R,f}$ больше, чем для предыдущего, но меньше, чем для остальных. Проверяем новый вектор на допустимость и т.д.

Такая процедура последовательного просмотра векторов по мере убывания их близости к потоку f (при возрастании значения критерия $z_{R,f}$) заканчивается либо получением допустимого вектора, который принимается за результирующий, либо достижением такого вектора, близость которого к потоку не превышает близости к нему нулевого вектора; тогда последний и принимается по результирующей.

Итак, при втором способе задания приоритетов оплаты задача становится существенно сложнее: (5) соответствует локальному подходу, характерному для существующей в банках схемы вычислений. Исследование моделей задания приоритетов в виде (4) и (5) дает возможность оценить преимущество сетевого подхода перед локальным как по достигаемым результатам, так и по вычислительным затратам, что нашло свое отражение в трудах В.Ф.Залунина [15].

Таким образом, выполненные исследования по формированию денежных потоков при реализации строительных проектов дают основание сделать следующие выводы:

1. Проблема определения стоимости проекта с учетом интеграции наших параметров, таких как время, стоимость, ресурсы, производительность является актуальной проблемой при формировании денежных потоков в процессе реализации инвестиций.

2. Эвристический подход позволяет резко сократить исходную информацию, время на ее подготовку и получить, если не оптимальную, то близкую к ней стоимость, приемлемую для практики.

3. Приведенный эвристический подход к решению задач анализа финансовой реализуемости проекта позволит разработать альтернативную стратегию реализации проектов в финансовом отношении и выбрать вариант с минимальной стоимостью. При анализе финансовой реализуемости необходимо учитывать все факторы роста цен, платежи и затраты, процентные ставки и многое другое для упорядочения денежных потоков при реализации инвестиционных проектов в строительной отрасли.

1.Математический аппарат и методы формирования оптимальных параметров управления процессом функционирования строительного предприятия / В.И.Торкатюк, Л.Н.Шутенко, И.А.Дмитрук, А.С.Дудолад и др.; Под общ. ред. д.т.н., проф. В.И.Торкатюка. – Харьков: ХНАГХ, 2007. – 824 с.

2.Брунько В.М., Заграбян А.А. Методические проблемы воспроизводства капитала в строительных организациях и оценка эффективности инвестиций // Будівництво України. – 1994. – №5-6. – С.7-9.

3.Мамонов К.А. Модель развития предприятий строительной отрасли / Актуальні проблеми та перспективи розвитку фінансово-кредитної системи України // Збірник наукових статей. – Харків: Фінарт, 2002. – С.263-265.

4.Кривошея И.В., Кирнос О.И., Горбенко В.А. Классификация методов анализа и факторов риска при инвестировании строительных проектов // Строительство, материаловедение, машиностроение: Сб. науч. тр. Вып.7. Серия: Стародубовские чтения. –

Днепропетровск: ПГАСА, 1998. – С.199-200.

5.Тян Р.Б., Грабовский И.С., Оскома Е.В. Система оценки инвестиционных рисков при управлении проектами // Строительство, материаловедение, машиностроение: Сб. науч. тр. Вып.7. – Днепропетровск: ПГАСА, 1998. – С.201-202.

6.Романов А.А., Воронин А.П., Гужев Б.П. Экстремальные задачи упорядочения платежей в строительстве // Экономика и математические методы. – 1978. Т. V. Вып.6. – С.1142-1156.

7.Бочаров В.В. Инвестиционный менеджмент. – СПб.: Питер, 2000. – 160 с.

8.Антипенко Є.Ю. Удосконалення методів і моделей ефективності та ризику реалізації інвестиційних проектів: Автореф. дис…. канд. техн. наук: 05.13.22. – Дніпропетровськ, 2004. – 18 с.

9.Форд Л.Р., Фалкерсон Д.Р. Потоки в сетях. – М.: Мир, 1966. – 416 с.

10.Ху Т. Целочисленное программирование и потоки в сетях. – М.: Мир, 1974. – 420 с.

11.Корбут А.А., Финкельштейн Ю.Ю. Дискретное программирование. – М.: Наука, 1969. – 316 с.

12.Ермолеев Ю.М., Мельник И.М. Экстремальные задачи на графах. – К.: Наук. думка, 1968. – 214 с.

13.Lawier E.L., Wood D.E. Branch-and-Bound Methods: a Survey. Oper. Res. – 1966. v.11. – P.162-184.

14.Sa G. Branch-and-Bound and Approximate Solution to the Capacitated Plant-Location Problem. Oper. Res. – 1969. v.17. – P.249-286.

15.Залунин В.Ф. Оптимизация стоимости строительного проекта // Управление строительными проектами: Сб. науч. тр. Вып.2. – Днепропетровск, 1997. – С.87-89.

Получено 14.05.2010

УДК 330.101

С.І.ШТЕФАН

Харківська національна академія міського господарства

ІНСТИТУЦІОНАЛЬНІ АСПЕКТИ ПІДВИЩЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ ВИКОРИСТАННЯ МІСЦЕВИХ БЮДЖЕТІВ

Розглядається проблема інституціонального забезпечення державної регіональної політики, механізм підвищення ефективності використання місцевих бюджетів, необхідність удосконалення фінансового механізму в регіональному управлінні.

Рассматривается проблема институционального обеспечения государственной региональной политики, механизм повышения эффективности использования местных бюджетов, необходимость совершенствования финансового механизма в региональном управлении.

The problem of institutional support of the state regional policy, a mechanism to increase the efficiency of local budgets, the need to improve the financial mechanism of the regional management.

Ключові слова: місцеве самоврядування, місцевий бюджет, фінансова система, регіональна економіка, інститут власності, недержавні інституції, міжбюджетні відносини.

Подолання українською економікою кризи зумовлює необхідність злагодженої економічної політики. Існуючі реалії потребують